

---

# Partage équitable de la bande passante dans les réseaux ad hoc

Rémi Vannier\* — Isabelle Guérin-Lassous\*\*

\* ENS Lyon / LIP - 46, allée d'Italie - 69364 Lyon Cedex  
remi.vannier@ens-lyon.fr

\*\* Université de Lyon / LIP - 46, allée d'Italie - 69364 Lyon Cedex  
isabelle.guerin-lassous@ens-lyon.fr

---

*RÉSUMÉ. Un certain nombre de travaux ont montré que le mode DCF du standard IEEE 802.11 n'est pas adapté à de nombreuses configurations de réseaux ad hoc. Dans ces situations, on constate de fortes inégalités de répartition de bande passante entre flux. Des solutions ont été proposées pour résoudre ces inégalités, soit au niveau de la couche MAC, soit en régulant la bande passante des flux à un niveau plus élevé. Ces dernières reposent généralement sur un modèle complexe de partage du médium utilisant un graphe de contention des liens, rendant ainsi les algorithmes de répartition de bande passante inutilisables en pratique. Dans cet article, nous proposons un algorithme d'allocation de bande passante distribué et dynamique reposant sur un modèle plus simple. Nous montrons par la simulation que la qualité des allocations obtenues par notre algorithme reste équivalente, tout en simplifiant grandement les algorithmes d'allocation.<sup>1</sup>*

*ABSTRACT. Some previous works have shown that the DCF mode within the IEEE 802.11 standard can be inappropriate for many ad hoc configurations. In some situations, the bandwidth allocation between multiple flows can be extremely unfair. Some solutions have already attempted to solve these problems, either by modifying the MAC layer, or by regulating the flow throughput at a higher level. The latter are usually based upon a complex interference model using link contention graphs, thus making the resulting bandwidth allocation algorithms hard to use practically. In this article, we propose a distributed and dynamic bandwidth allocation algorithm based on a simpler model. We show by simulation that the quality of the resulting allocations are roughly equivalent in both models, even though the algorithms are greatly simplified.*

*MOTS-CLÉS : réseaux ad hoc, équité, allocation de bande passante*

*KEYWORDS: ad hoc networks, fairness, bandwidth allocation*

---

---

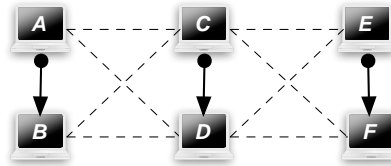
1. ce travail a été financé en majeure partie par le projet Européen AEOLUS.

## 1. Introduction

Les réseaux *ad hoc* sont des réseaux sans fil, sans infrastructure fixe, a priori mobiles, et dans lesquels la totalité de la gestion du réseau est distribuée. De part leur nature multisauf, le partage de la bande passante dans ces réseaux est un phénomène complexe pour lequel de nombreux modèles ont été proposés.

La norme 802.11, avec son mode DCF (Distributed Coordination Function), fournit des mécanismes simples pour limiter les collisions de paquets quand les nœuds du réseau sont suffisamment proches pour s'entendre. Ces mécanismes permettent même un partage équitable de la bande passante lorsque tous les mobiles se trouvent dans une même cellule. En revanche, dans un contexte *ad hoc*, où des nœuds peuvent être hors de portée de communication, la norme 802.11 est assez inadaptée, et peut conduire à un partage très inégal de la bande passante dans des situations courantes.

Le problème des trois paires, illustré en FIG. 1, en est un exemple simple typique ([DHO 02]). Les nœuds *A*, *C* et *E* souhaitent émettre respectivement vers les nœuds *B*, *D* et *F*. Les liens en pointillé indiquent que 2 nœuds sont à portée de détection de porteuse. Les deux paires extérieures sont donc complètement indépendantes. Dans cette configuration, si l'on n'impose pas de limite d'émission aux nœuds, et qu'ils ont en permanence un paquet à émettre, le nœud central ne pourra émettre que 3% du temps [CHA 06].



**Figure 1.** *Problème des 3 paires*

Il existe des solutions pour obtenir une meilleure équité dans le partage de la bande passante. Celles-ci peuvent être classées en 2 catégories :

- Des alternatives à 802.11 qui se trouvent au niveau MAC et qui ne se basent que sur des informations locales ou de voisinage, comme par exemple l'écoute du médium radio ou le fait de subir des collisions ou non. PNAV [CHA 05], MBFAIR [BEN 00] ou MadMac [RAZ 07] constituent de telles approches.

- Des solutions au-dessus de 802.11 dont le but est de réguler le débit entrant au niveau de la couche de liaison (couche 2) en fonction d'informations sur la topologie du réseau. Les travaux présentés dans [YUA 06] sont un exemple d'une telle approche.

L'inconvénient de la première catégorie est qu'il est difficile de tendre vers une équité spécifique de part le manque d'information sur la topologie. Les solutions de la 2<sup>e</sup> classe permettent d'avoir plus de contrôle sur le partage que l'on cherche à obtenir. La solution de [YUA 06] tend, par exemple, vers une équité proportionnelle entre les

débits des flux. En revanche, ces solutions sont basées sur un modèle complexe de partage du médium et semblent, au vu de leurs simulations, trop lentes en pratique. Le modèle de partage considéré est le graphe de contention des liens du réseau dans lequel il faut très souvent identifier les cliques ou les ensembles indépendants de taille maximale.

Certaines solutions de qualité de service nécessitent aussi d'utiliser des modèles de partage du médium afin de pouvoir évaluer les ressources libres par exemple. Le protocole BRuIT [CHA 03] se base sur un modèle de partage plus simple appelé modèle par nœuds. Un tel modèle semble aussi mener à des solutions d'allocations de bande passante plus rapides.

Le but de ce travail est de regarder dans quelle mesure un modèle simple de partage du médium peut donner lieu à des allocations de bande passante efficaces. Nous cherchons à montrer qu'une imprécision dans la représentation du partage du médium radio est finalement peu importante au regard du gain obtenu, en termes de simplicité notamment, pour appliquer les algorithmes de partage. Dans cet article, nous présentons un algorithme d'allocation *équitable* de bande passante entre différents flux basé sur un modèle de partage par nœuds. Nous avons aussi comparé notre algorithme à un autre algorithme de partage similaire basé sur le modèle du graphe de contention des liens [YUA 06]. Cet algorithme est adapté aux réseaux *ad hoc*, puisqu'il est décentralisé et adaptatif, qualités essentielles dans un tel contexte. Il ne s'agit pas en revanche d'un algorithme de routage et ne remplace pas non plus la norme 802.11. L'algorithme suppose que les routes empruntées par les flux ont déjà été choisies, et adapte les débits pour résoudre les problèmes liés à la couche MAC de la norme 802.11.

Nous commencerons par examiner les difficultés liées à la modélisation des interactions dans les réseaux ad hoc dans la section 2. Nous y décrivons le modèle simplifié que nous avons choisi. La section 3 est consacrée à l'algorithme distribué de partage équitable de bande passante. En section 4, nous présentons des résultats de simulation.

## 2. Modélisation d'un réseau ad hoc

### 2.1. Interactions

Dans un réseau ad hoc utilisant la norme 802.11, on constate deux types d'interactions suivant qu'elles se situent au niveau du récepteur d'une transmission ou au niveau de l'émetteur :

- Au niveau du récepteur d'une transmission, des collisions peuvent se produire si un autre nœud se trouvant suffisamment proche de celui-ci émet simultanément. Pour que le récepteur puisse recevoir correctement les paquets, il faut que le rapport signal sur bruit soit supérieur à un certain seuil. Ce seuil dépend du matériel utilisé, et croît avec le débit.
- La norme 802.11 définit un seuil de puissance au-dessus duquel un nœud considère que le médium est occupé et ne peut émettre. Ce seuil définit une zone autour

d'un nœud émetteur appelée *zone de détection de porteuse* qui est approximativement deux fois plus grande que la zone de communication [DHO 03].

Dans les paragraphes qui suivent, nous présentons différentes manières de choisir les équations reflétant ces deux contraintes.

## 2.2. Modèles par liens

Ces différentes approches sont présentées dans [GUP 07]. Toutes reposent sur le *graphe de contention des liens*, i.e. un graphe dans lequel les nœuds sont les couples de nœuds *physiques* à portée de communication - les liens du réseau initial - et les arêtes symbolisent les possibilités de contention entre les liens du réseau initial.

Une première méthode consiste à identifier les *ensembles indépendants maximaux* du graphe de contention, i.e. les ensembles maximaux de nœuds n'ayant pas d'arêtes entre eux. Appelons les  $I_1, I_2, \dots, I_z$ . Soit  $n$  le nombre de nœuds dans le graphe de contention (et donc le nombre de liens dans le réseau initial). Alors, les débits  $x_1, x_2, \dots, x_n$  des différents liens sont faisables *si et seulement si* il existe  $z$  poids non négatifs,  $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_z$  tels que  $\sum_{i=1}^z \lambda_i \leq 1$  et :

$$\forall j \quad x_j \leq C \sum_{i/j \in I_i} \lambda_i \quad [1]$$

où  $C$  est la capacité du canal radio. Ce système d'équations est nécessaire et suffisant pour garantir qu'il existe un ordonnancement des communications dans le réseau tel que 2 liens voisins dans le graphe de contention ne soient pas utilisés au même instant. Cependant, ces équations peuvent s'avérer difficiles à résoudre dans un contexte distribué tel qu'un réseau ad hoc. En particulier, le calcul des ensembles indépendants est un problème dont la complexité croît exponentiellement avec le nombre de nœuds.

Une deuxième méthode consiste à calculer les cliques maximales du graphe de contention. Une clique d'un graphe  $G$  est un sous-graphe de  $G$  dont les nœuds sont tous voisins directs (i.e. un sous-graphe induit complet de  $G$ ). Une clique maximale est une clique qui n'est contenue dans aucune autre clique. Si  $Q$  est l'ensemble des cliques maximales, les contraintes sur les cliques s'écrivent :

$$\forall q \in Q \quad \sum_{i \in q} x_i \leq C \quad [2]$$

L'avantage de ces contraintes, dans un cadre ad hoc, est que ce système d'équations peut être résolu de manière distribuée par des méthodes d'optimisation Lagrangienne, car chaque équation fait intervenir des informations relativement localisées.

Les auteurs de [YUA 06] proposent une implémentation d'un algorithme distribué de répartition de bande passante basé sur ce deuxième modèle. Afin de simplifier la construction du graphe de contention, le voisinage à deux sauts est utilisé pour modéliser la zone d'interférence autour du récepteur *et* la zone de détection de porteuse. Cela

signifie que deux liens sont voisins dans le graphe de contention si l'un ou l'autre de leurs émetteurs/récepteurs ont un voisin commun dans leur zone de communication. Ensuite, à l'aide de méthodes d'optimisation Lagrangienne, les auteurs proposent un algorithme distribué pour établir une allocation équitable entre les flux du réseau ad hoc, tout en vérifiant les contraintes [2].

Cette approche présente plusieurs inconvénients. D'abord, le calcul des cliques maximales reste un problème difficile à résoudre de manière distribuée. De plus, leurs simulations montrent que la convergence de l'algorithme de partage est très lente et nécessite de nombreux échanges de messages. Les auteurs de [GUP 07] montrent qu'on peut simplifier le calcul des cliques maximales en profitant de la structure du graphe de contention des liens : en effet, en admettant que le milieu est homogène, et en assimilant un lien radio à un point situé entre les deux nœuds, le graphe de contention a une structure de Unit Disk Graph, sur lequel il existe des algorithmes simples de calcul des cliques maximales.

D'autre part, le système d'équations [2] est nécessaire, mais insuffisant pour garantir l'existence d'un ordonnancement des communications. Il n'est suffisant que dans le cas d'un graphe de contention parfait<sup>1</sup>. Compte-tenu enfin de l'approximation faite en restreignant la zone d'interférences au voisinage à deux sauts, ou d'éventuelles approximations des cliques du graphe de contention, les contraintes ne sont malgré tout pas complètement précises.

Cette constatation nous a amenés à réfléchir à un modèle plus simple qui, s'il n'est pas idéal, pourrait aussi garantir un partage de la bande passante suffisamment équitable, tout en étant plus rapide à mettre en œuvre.

### 2.3. Un modèle par nœuds

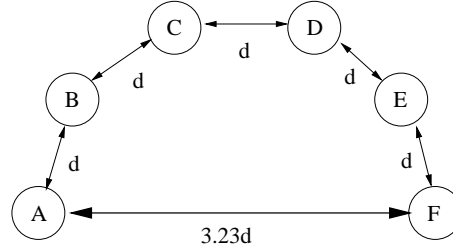
Le protocole BRuIT [CHA 03]<sup>2</sup> introduit un modèle simple appelé modèle par nœuds pour faire du contrôle d'admission dans les réseaux ad hoc. Nous proposons d'utiliser ce modèle pour un partage *équitable* de la bande passante.

Dans ce modèle, le graphe de contention est construit sur le graphe de communication. Les nœuds de ce graphe sont donc les nœuds physiques, et non les liens, par opposition aux approches citées ci-dessus. Nous choisissons, comme dans BRuIT, un modèle de partage à deux sauts. Il y a donc une arête dans le graphe de contention pour chaque couple de nœuds distants de moins de 2 sauts radio. Ce choix modélise imparfaitement le partage du médium, mais nous avons choisi les contraintes de sorte à tenir compte de cette approximation.

Un ensemble de flux  $\Phi$  traverse ce réseau. Chaque flux  $f$  de débit  $\phi_f$  traverse un ensemble de nœuds qui participent à la transmission de ce flux. On définit pour tout nœud  $n$  l'ensemble  $F(n)$  des flux utilisant le nœud  $n$ , i.e. tout flux pour lequel le nœud

1. un graphe est parfait si tous ses sous-graphes induits ont un nombre chromatique égal à la taille de la plus grande clique dans ce sous-graphe.

2. BRuIT : Bandwidth Reservation under InTerference



**Figure 2.** *Présence de zones vides de nœuds*

$n$  joue le rôle d'émetteur et pas seulement de récepteur. Par exemple, un flux faisant le chemin  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$  n'apparaîtra que dans  $F(1)$ ,  $F(2)$  et  $F(3)$ . Le débit du nœud  $n$  est donc :

$$x_n = \sum_{f \in F(n)} \phi_f \quad [3]$$

Nous posons les contraintes suivantes :

$$\forall n \in N \quad \sum_{i \in V_2(n)} x_i \leq C$$

où  $V_2(n)$  est le voisinage à 2 sauts du nœud  $n$  et  $C$  est la capacité du medium radio. Ces contraintes sont les *row constraints* étudiées dans [GUP 07] pour un graphe de contention où, dans ce modèle par nœuds, l'on ne prendrait en compte que les nœuds émetteurs. D'après [GUP 07], ce système d'équations est *suffisant*, mais non *nécessaire* pour qu'il existe un ordonnancement faisable des communications tel que deux nœuds situés à moins de deux sauts n'émettent pas au même instant (interactions à l'émission). Ce modèle peut sembler surcontraint car il empêche des nœuds à une distance de quatre sauts d'émettre plus que la capacité du médium radio même si ces nœuds sont indépendants. Néanmoins, compte-tenu des interférences au récepteur, il peut être intéressant d'empêcher deux nœuds situés à quatre sauts de distance d'émettre simultanément : par exemple, si on considère le schéma de communications suivant  $A \rightarrow B - C - D - E \rightarrow F$ , où tous les nœuds sont alignés, et à une distance légèrement supérieure à la moitié de la distance de communication. Alors la distance entre  $E$  et  $B$ , éloignés de 3 sauts, pourrait ne pas être suffisante pour garantir que les émissions de  $E$  ne provoquent pas d'interférence au récepteur  $B$ .

Sur des simulations où les nœuds du réseau sont placés aléatoirement sur le plan, on rencontre régulièrement des situations telles que celle représentée sur la figure 2. Dans ce type de situations, bien que le réseau soit connexe, des nœuds situés à 5 sauts de distance ou plus peuvent être à portée de détection de porteuse.

### 3. Méthode de résolution et Algorithme

Le problème de maximisation globale des débits des flux peut alors s'écrire :

$$\begin{aligned} \text{MAXIMISER :} \quad & \prod_{f \in \Phi} \phi_f \\ \text{SOUS LES CONTRAINTES :} \quad & \forall n \in N \quad \sum_{i \in V_2(n)} x_i \leq C \end{aligned}$$

où :

- $C$  est la capacité du medium radio au niveau du nœud  $n$ .<sup>3</sup>
- $\prod_{f \in \Phi} \phi_f$  exprime le fait que l'on souhaite certes maximiser la bande passante allouée aux flux, mais aussi garantir une *équité proportionnelle* entre les flux.

L'optimisation Lagrangienne est une méthode couramment utilisée pour résoudre des problèmes d'optimisation linéaire avec contraintes de manière distribuée ([KEL 98], [YUA 06]). Pour ce problème, elle est particulièrement adaptée, car elle permet de transformer un problème faisant intervenir des variables globales (les débits de tous les flux traversant le réseau) en un problème d'optimisation dual qui lui n'utilise que des informations locales. Ce nouveau problème peut alors être résolu de manière décentralisée par une méthode de gradient distribué.<sup>4</sup>

L'algorithme de résolution obtenu par la méthode Lagrangienne est similaire à un jeu d'enchères ou de négociation de prix entre les flux et les nœuds. A chaque nœud  $n$  est associé un *tarif*  $\lambda_n$  dont il est responsable. Ce *tarif* représente le coût pour un flux pour utiliser la bande passante de ce nœud, que ce soit parce que ce flux est émis par le nœud  $n$  ou parce que des interférences produites par un autre nœud gênent le nœud  $n$ . Commence alors un processus itératif. A chaque pas  $s$  de l'algorithme :

- Les nœuds calculent de manière distribuée et pour chaque flux  $f$  le prix total que celui-ci devra payer pour emprunter cette route. Ce *prix* sera noté  $\Pi_f^{(s)}$ . Si  $r_{nf}$  est le nombre de nœuds émetteurs diffusant le flux  $f$  dans le voisinage de  $n$ , alors :

$$\Pi_f^{(s)} = \sum_{n \in N} r_{nf} \times \lambda_n^{(s)} \quad [4]$$

- Le *prix* d'un flux est alors diffusé à l'ensemble des nœuds concernés par ce flux.
- Les nœuds réévaluent alors leur tarif en fonction de ces prix. Un nœud beaucoup utilisé va augmenter son tarif, alors qu'un nœud non saturé verra son tarif descendre à 0. A chaque pas, chaque nœud recalcule son *tarif* selon la formule :

$$\lambda_n^{(s+1)} = \lambda_n^{(s)} + \sigma \times \left( C - \sum_{f \in \Phi} \frac{r_{nf}}{\Pi_f^{(s)}} \right) \quad [5]$$

3. Il est aussi possible de considérer la capacité restante au niveau du nœud si on suppose que des flux, comme des flux QoS, occupent déjà le réseau.

4. Pour plus de détails sur l'optimisation Lagrangienne, on peut se référer à [KEL 98] ou, pour une théorie plus complète, à [BER 82].



**Figure 3.** *Modélisation du problème des 3 paires*

En termes de communications, un pas correspond donc pour chacun des nœuds émetteurs à une collecte d'informations et à une diffusion dans le voisinage à 2 sauts. On peut montrer qu'après quelques itérations de l'algorithme, la valeur unique vers laquelle convergent les prix des flux est l'inverse du débit auquel ils peuvent émettre.  $\sigma$  est un paramètre de l'algorithme qui régit la vitesse de convergence de l'algorithme. Une valeur de  $\sigma$  trop faible ralentit la vitesse de convergence, alors qu'une valeur trop forte peut conduire l'algorithme à diverger.

## 4. Simulations

### 4.1. Cas des 3 paires

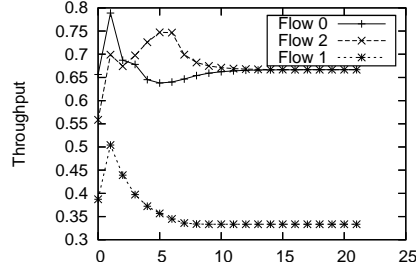
Revenons maintenant sur le problème des 3 paires évoqué en introduction. Les 3 paires sont hors de portée de communication, et ne peuvent donc échanger de messages. C'est la présence de nœuds intermédiaires qui permet à l'algorithme de fonctionner.

Nous avons simulé une telle situation en deux temps. Dans un premier temps, nous avons calculé les débits associés à chacune des paires à l'aide de notre algorithme. Ensuite, à l'aide du simulateur *NS2* [NS- ], nous avons simulé les débits recommandés par notre algorithme.

La figure 3 montre les 3 paires 0-1, 2-3 (paire centrale), 4-5, et 4 nœuds intermédiaires, de sorte que 2 paires consécutives se trouvent à une distance de 3 sauts, et à portée de détection de porteuse. Les paires extrêmes sont indépendantes. Chaque paire cherche à faire passer un flux UDP à débit constant. La bande passante du medium radio est fixée arbitrairement à 1Mb/s, et la taille des paquets à 1KB. La couche MAC est celle de l'implémentation de 802.11 par *NS-2*.

La figure 4 montre l'évolution des débits recommandés pour les 3 flux au fur et à mesure des itérations de l'algorithme (en valeur normalisée par rapport à la capacité du medium radio). On y voit que la convergence est atteinte en quelques pas, ce qui laisse envisager la possibilité d'un protocole réactif dont les limites de bande passante seraient recalculées en permanence par notre algorithme. Le tableau 5 montre quelques résultats sur la vitesse de convergence en nombre de pas. Le critère d'arrêt de l'algo-

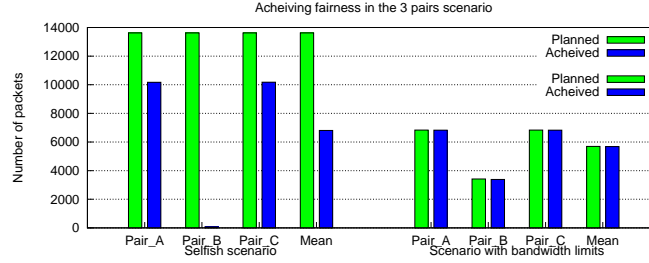




**Figure 4.** Convergence de l'algorithme

Marge d'erreur normalisée	$10^{-3}$	$10^{-5}$
Modèle par nœuds	7	11
Modèle par cliques de liens	5	10

**Figure 5.** Vitesse de convergence (nombre de pas moyen) - 3 paires



**Figure 6.** Débits prévus/effectivement reçus pour les scénarios sans et avec limites de bande passante (simulation des 3 paires)

l'algorithme est la distance Euclidienne à la solution<sup>5</sup>. Les deux algorithmes, obtenus par la même méthode, mais avec des équations de contraintes différentes, sont très semblables en termes de coûts de communication par pas. Sur cette simulation, nous avons optimisé le paramètre  $\sigma$  de l'équation [5] afin de maximiser la vitesse de convergence dans chacun des 2 modèles, la valeur de  $\sigma$  optimale étant différente suivant le modèle choisi. On peut ainsi comparer l'algorithme basé sur le modèle par nœuds avec celui basé sur le modèle par cliques.

La figure 6 montre l'intérêt d'imposer des limites de bande passante pour garantir un partage équitable du médium. Pour chaque paire, les 2 barres représentent les débits que l'on impose aux paires, et ce qui a effectivement pu être envoyé. Dans le cas de gauche, sans limite, la paire centrale n'accède presque jamais au médium. En termes de débit total, cette allocation est meilleure que l'allocation de droite, mais cette dernière garantit une *équité proportionnelle* entre les flux. Cet exemple montre que l'équité proportionnelle est un compromis entre maximisation de l'utilisation du réseau et égalité parfaite.

5. si l'on note  $x^*$  le vecteur contenant les valeurs optimales des débits des flux normalisés par rapport à la capacité du médium, alors la distance entre  $x$  et  $x^*$  est  $\|x^* - x\|_2$

	Paquets reçus / prévus	Pertes
Modèle par nœuds	2391 / 2478	3.54%
Modèle par liens	2440 / 2520	3.16%
Sans limite de b.p.	3536 / 8200	56.9%

**Figure 7.** Moyennes du nombre de paquets réellement reçus/prévus par le modèle

## 4.2. Comparaison des deux modèles sur un cas plus complexe

### 4.2.1. Simulation

Afin de montrer la validité du modèle par nœuds, nous l'avons comparé au modèle par liens utilisant des contraintes sur les cliques maximales du graphe de contention. Ce dernier a été construit en utilisant le modèle d'interférence à 2 sauts. Nous avons effectué une série de simulations sur un réseau de 49 nœuds disposés sur une grille  $7 \times 7$  où la distance entre deux nœuds adjacents est de  $200m$ . Sous *NS-2*, la portée de détection de porteuse par défaut est de  $550m$  et la distance de communication est de  $250m$ . Ainsi, certains couples de nœuds à une distance de 3 sauts sont susceptibles de se gêner. Dans chacune des expériences, nous avons choisi aléatoirement 8 liens par lesquels passent des flux en compétition. Nous avons calculé séparément les allocations optimales - au sens de l'équité proportionnelle - pour chacun des deux modèles. Nous avons ensuite simulé ces allocations sous *NS-2*, et observé la qualité des solutions obtenues par chacun des 2 modèles.

### 4.2.2. Qualité des solutions

Comme pour la simulation précédente, nous comparons le nombre de paquets envoyés à la couche MAC de l'émetteur (i.e. le débit prévu par le modèle) au nombre de paquets reçus. Dans le tableau 7, nous donnons la moyenne sur l'ensemble des simulations du nombre total de paquets envoyés par les 8 flux. Nous ajoutons pour référence les résultats que l'on obtient si l'on ne fixe pas de limite de bande passante aux nœuds.

Cette simulation<sup>6</sup> montre que les deux modèles aboutissent à des allocations équivalentes en termes de débit total. Pour avoir une comparaison en termes d'équité, il faut regarder la fonction d'utilité  $\prod_{f \in \Phi} \phi_f$  (fonction d'utilité représentant l'équité proportionnelle). D'un exemple à l'autre, cette valeur peut être très différente entre les 2 modèles, mais en moyenne géométrique sur un grand nombre de simulations, la différence entre les 2 modèles est inférieure à 1%.

Nous avons choisi un exemple de topologie très simple, afin de pouvoir effectivement comparer les 2 modèles. Sur des graphes aléatoires, qui ne sont donc pas nécessairement connexes ou présentent des espaces vides de nœuds, il est clair qu'aucun

6. ainsi que d'autres expériences que nous avons menées en faisant varier la densité, la taille du graphe, ou en plaçant les nœuds de manière aléatoire.

Marge d'erreur normalisée	$10^{-3}$	$10^{-4}$	$10^{-5}$
Modèle par nœuds	46	95	115
Modèle par cliques de liens	71	90	177

**Figure 8.** *Etude de la vitesse de convergence - Nombre de pas moyen pour atteindre la solution en fonction de la marge d'erreur (20 simulations)*

modèle utilisant des informations de voisinage ne pourra déterminer avec précision les nœuds se trouvant dans la zone de détection de porteuse.

#### 4.2.3. Convergence

Le temps de convergence des deux algorithmes induits par ces modèles est semblable. Nous constatons cependant que notre algorithme est plus adapté pour des graphes de grande taille. En effet, la vitesse de convergence des 2 algorithmes dépend du nombre de contraintes du modèle. Dans le modèle par nœuds, il y a autant de contraintes que de nœuds dans le réseau, alors que dans le modèle par liens, c'est le nombre de cliques dans le graphe de contention qui détermine le nombre de contraintes, et ce dernier augmente exponentiellement avec la taille du graphe. La figure 8 montre le nombre moyen de pas nécessaires pour atteindre la solution avec une marge d'erreur normalisée de  $10^{-3}$ ,  $10^{-4}$ , et  $10^{-5}$  établi sur 3 séries de 20 simulations. La convergence de l'algorithme est linéaire (i.e. la distance à la solution décroît selon une suite géométrique).

## 5. Conclusion

Garantir une répartition équitable de la bande passante est un problème essentiel des réseaux ad hoc que la norme 802.11 ne résout pas. Il n'existe actuellement pas de modèle à la fois simple et exact pour représenter les interactions entre les nœuds d'un tel réseau. Pour parvenir à résoudre ce problème de manière distribuée, les modèles usuels [GUP 07] [YUA 06] font de nombreuses approximations, telles que l'approximation de la zone de détection de porteuse par le voisinage à deux sauts, ou l'usage de contraintes nécessaires, mais non suffisantes. Ils conservent néanmoins un modèle de partage complexe à mettre en œuvre. Nous avons montré sur quelques scénarios qu'il est possible de choisir un modèle simple basé sur des contraintes sur les nœuds émetteurs. Celui-ci est aussi précis que le modèle usuel utilisant le graphe de contention des liens, mais simplifie grandement les algorithmes de partage, en évitant, par exemple, de calculer les cliques maximales du graphe de contention.

Notre algorithme calcule de manière distribuée des limites de bande passante sur les nœuds émetteurs en n'utilisant que des informations locales, à l'aide de méthodes d'optimisation Lagrangienne. Sur des graphes de petite taille (moins de 50 nœuds), l'algorithme converge rapidement vers une allocation équitable, ce qui laisse envisager la possibilité d'un protocole réactif aux demandes des utilisateurs du réseau, à la mobilité, ou aux pannes.

Pour la suite de ce travail, nous allons étudier plus de configurations pour affiner notre comparaison entre les deux modèles. Ensuite, nous comptons transformer notre algorithme de partage au sein d'un protocole réseau qui sera ensuite implanté sous le simulateur *NS-2* afin de l'évaluer.

## 6. Bibliographie

- [BEN 00] BENSOU B., WANG Y., KO C. C., « Fair Medium Access in 802.11 based Wireless Ad-Hoc Networks », *ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*, Boston, Massachusetts, 2000, p. 99-106.
- [BER 82] BERTSEKAS D. P., *Constrained Optimization and Lagrange Multiplier Methods*, Academic Press, Inc., 1982.
- [CHA 03] CHAUDET C., GUÉRIN LASSOUS I., « BRuIT : Bandwidth Reservation under Interferences influence », rapport, 2003, CiteSeer [<http://cs1.ist.psu.edu/cgi-bin/oai.cgi>] (United States).
- [CHA 04] CHAUDET C., « Autour de la réservation de bande passante dans les réseaux ad hoc », PhD thesis, INSA de Lyon, INRIA Rhône Alpes, France, September 2004.
- [CHA 05] CHAUDET C., CHELIUS G., MEUNIER H., SIMPLOT-RYL D., « Adaptive Probabilistic NAV to Increase Fairness in Ad Hoc 802.11 Mac Layer », *Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (MedHocNet)*, 2005.
- [CHA 06] CHAUDET C., GUÉRIN LASSOUS I., « Extended IFS and asynchronism influence on IEEE 802.11b medium access equity », rapport, 2006, INRIA a CCSD electronic archive server based on P.A.O.L [<http://hal.inria.fr/oai/oai.php>] (France).
- [DHO 02] DHOUTAUT D., GUÉRIN-LASSOUS I., « Impact of Heavy Traffic Beyond Communication Range in Multi-Hops Ad Hoc Networks », *Third International Network Conference*, Plymouth, Angleterre, 2002.
- [DHO 03] DHOUTAUT D., GUÉRIN-LASSOUS I., « Experiments with 802.11b in ad hoc configurations », *14th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, Beijing, China, September 2003, IEEE Press, p. 1618-1622.
- [GUP 07] GUPTA R., MUSACCHIO J., WALRAND J., « Sufficient rate constraints for QoS flows in ad-hoc networks », *Ad Hoc Netw.*, vol. 5, n° 4, 2007, p. 429-443, Elsevier Science Publishers B. V.
- [KEL 98] KELLY F., MAULLOO A., TAN D., « Rate control in communication networks : shadow prices, proportional fairness and stability », *Journal of the Operational Research Society*, vol. 49, 1998.
- [NS- ] NS-2, « The Network Simulator », <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [RAZ 07] RAZAFINDRALAMBO T., GUÉRIN-LASSOUS I., « Increasing Fairness and Efficiency using the MadMac Protocol in Ad Hoc Networks », *Ad Hoc Networks Journal, Elsevier Ed.*, vol. doi:10.1016/j.adhoc.2007.03.003, 2007.
- [YUA 06] YUAN X., LI B., KLARA N., « Optimal Resource Allocation in Wireless Ad Hoc Networks : A Price-Based Approach », *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 5, n° 4, 2006, p. 347-364, IEEE Educational Activities Department, Member-Yuan Xue and Senior Member-Baochun Li and Member-Klara Nahrstedt.